

**R1.- ¿Qué se entiende por plano de control basado en el control por enrutador? En tales casos, cuando decimos que los planos de control de red y de datos se implementan "monolíticamente", ¿qué queremos decir?**

El control por enrutador significa que un algoritmo de enrutamiento se ejecuta en todos y cada uno de los enrutadores; tanto la función de reenvío y enrutamiento están limitados dentro de cada enrutador. Cada router tiene un componente de enrutamiento que se comunica con los componentes de enrutamiento en otros routers para calcular los valores de su tabla de reenvío. En tales casos, decimos que el control de red y los planos de datos se implementan monolíticamente porque cada router funciona como una entidad independiente que implementa sus propios planos de control y datos.

**R2.- ¿Qué se entiende por un plano de control basado en un control lógicamente centralizado? En tales casos, ¿el plano de datos y el plano de control están implementados dentro del mismo dispositivo o en dispositivos separados? Explique.**

El control lógicamente centralizado significa que un control de enrutamiento lógicamente central calcula y distribuye las tablas de reenvío para ser utilizadas por cada router, y cada router no calcula su tabla de reenvío, a diferencia del control por router. En el caso del control lógicamente centralizado, el plano de datos y el plano de control se implementan en dispositivos separados; el plano de control se implementa en un servidor central o en varios servidores, y el plano de datos se implementa en cada router.

**R4.- Comparar y contrastar algoritmos de enrutamiento de enlace-estado y vector de distancia.**

Algoritmos de estado de enlace: Calcula la ruta de menor costo - entre el origen y el destino utilizando un conocimiento global completo sobre la red. Distancia - enrutamiento vectorial: El cálculo de la ruta de menor costo - se lleva a cabo de una manera iterativa y distribuida. Un nodo sólo conoce al vecino al que debe enviar un paquete con el fin de llegar a un destino dado a lo largo de la ruta de menor costo - y el costo de esa ruta de sí mismo al destino.

**P3.- Considere la siguiente red. Con los costos de enlace indicados, utilice el algoritmo de ruta más corta de Dijkstra para calcular la ruta más corta de x a todos los nodos de red.**

**P4.- Considere la red mostrada en el Problema P3. Usando el algoritmo de Dijkstra, y mostrando su trabajar utilizando una tabla similar a la tabla 5.1 , hacer lo siguiente:**

- a) Calcule la ruta más corta de t a todos los nodos de red.
- b) Calcule la ruta más corta de u a todos los nodos de red.
- c) Calcule la ruta más corta de v a todos los nodos de red.
- d) Calcule la ruta más corta de w a todos los nodos de red.
- e) Calcule la ruta más corta de y a todos los nodos de red.
- f) Calcule la ruta más corta de z a todos los nodos de red.

## Sección 6

**R1.- Considere la analogía del transporte en la Sección 6.1.1 . Si el pasajero es analógico a un datagrama, ¿qué es análogo al marco de la capa de enlace?**

El modo de transporte, por ejemplo, coche, autobús, tren, coche

**R2.- Si todos los enlaces de Internet proporcionaran un servicio de entrega confiable, ¿sería redundante el servicio de entrega confiable del TCP? ¿Por qué o por qué no?**

Aunque cada enlace garantiza que un datagrama IP enviado sobre el enlace será recibido en el otro extremo del enlace sin errores, no está garantizado que los datagramas IP lleguen al destino final en el orden correcto. Con IP, los datagramas en la misma conexión TCP en pueden tomar diferentes rutas en la red, y por lo tanto llegar fuera de orden. TCP sigue siendo necesario para proporcionar al extremo de recepción de la aplicación el flujo de bytes en el orden correcto. Además, IP puede perder paquetes debido a bucles de enrutamiento o fallas del equipo.

**R3.- ¿Cuáles son algunos de los posibles servicios que un protocolo de capa de enlace puede ofrecer a la capa de red? ¿Cuáles de estos servicios de capa de enlace tienen servicios correspondientes en IP? ¿En TCP?**

Framing: también hay framing en IP y TCP; acceso a enlaces;

entrega confiable: también hay entrega confiable en TCP;

control de flujo: también hay control de flujo en TCP;

detección de errores: también hay detección de errores en IP y TCP;

corrección de errores;

full duplex: TCP también es full duplex.

**R4.- Supongamos que dos nodos comienzan a transmitir al mismo tiempo un paquete de longitud  $L$  sobre un canal de transmisión de velocidad  $R$ . Denota el retardo de propagación entre los dos nodos como  $d$  . ¿Habrá una colisión si  $L < 2dR$ ? ¿Por qué o por qué no?**

Habrá una colisión en el sentido de que mientras un nodo está transmitiendo comenzará a recibir un paquete del otro nodo.

**R5.- En la sección 6.3, enumeramos cuatro características deseables de un canal de difusión. ¿Cuál de estas características tiene ALOHA ranurado? ¿Cuál de estas características tiene el paso simbólico?**

Ranurado Aloha: 1, 2 y 4 (ranurado ALOHA es sólo parcialmente descentralizado, ya que requiere los relojes en todos los nodos para ser sincronizado). Anillo simbólico: 1, 2, 3, 4.

**R6.- En CSMA/CD, después de la quinta colisión, ¿cuál es la probabilidad de que un nodo elija K=4? El resultado k=4 corresponde a un retraso de cuántos segundos en una Ethernet de 10 Mbps?**

Después de la colisión número 5, el adaptador elige {0, 1, 2,..., 31}. La probabilidad de que elija 4 es 1/32. Espera 204,8 microsegundos.

**P5.- Considere el generador de 5 bits, G=10011 y suponga que D tiene el valor 101010. ¿Cuál es el valor de R?**

**P6.- Considere el problema anterior, pero suponga que D tiene el valor**

- a. 1001010101
- b. 0101101010.
- c. 1010100000.

**P8.- En la sección 6.3, proporcionamos un esquema de la derivación de la eficiencia de ALOHA ranurado. En este problema completaremos la derivación.**

- a. Recuerde que cuando hay N nodos activos, la eficiencia de ALOHA ranurado es  $Np(1-p)^{N-1}$ . Encuentre el valor de p que maximiza esta expresión.

$$E(p) = Np(1-p)^{N-1}$$

$$\begin{aligned} E'(p) &= N(1-p)^{N-1} - Np(N-1)(1-p)^{N-2} \\ &= N(1-p)^{N-2}((1-p) - p(N-1)) \end{aligned}$$

$$E'(p) = 0 \Rightarrow p^* = \frac{1}{N}$$

- b. Usando el valor de  $p$  encontrado en (a), encuentre la eficiencia de ALOHA ranurado dejando que  $N$  se acerque al infinito. Pista:  $(1-1/N)^N$  se acerca a  $1/e$  como  $N$  se acerca al infinito.

$$E(p^*) = N \frac{1}{N} \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{N-1} = \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{N-1} = \frac{\left(1 - \frac{1}{N}\right)^N}{1 - \frac{1}{N}}$$

$$\lim_{N \rightarrow \infty} \left(1 - \frac{1}{N}\right) = 1 \quad \lim_{N \rightarrow \infty} \left(1 - \frac{1}{N}\right)^N = \frac{1}{e}$$

Thus

$$\lim_{N \rightarrow \infty} E(p^*) = \frac{1}{e}$$

**P9.-** Mostrar que la eficiencia máxima de ALOHA puro es  $1/(2e)$ . Nota: ¡Este problema es fácil si ha completado el problema anterior!

$$\begin{aligned} E(p) &= Np(1-p)^{2(N-1)} \\ E'(p) &= N(1-p)^{2(N-2)} - Np2(N-1)(1-p)^{2(N-3)} \\ &= N(1-p)^{2(N-3)}((1-p) - p2(N-1)) \end{aligned}$$

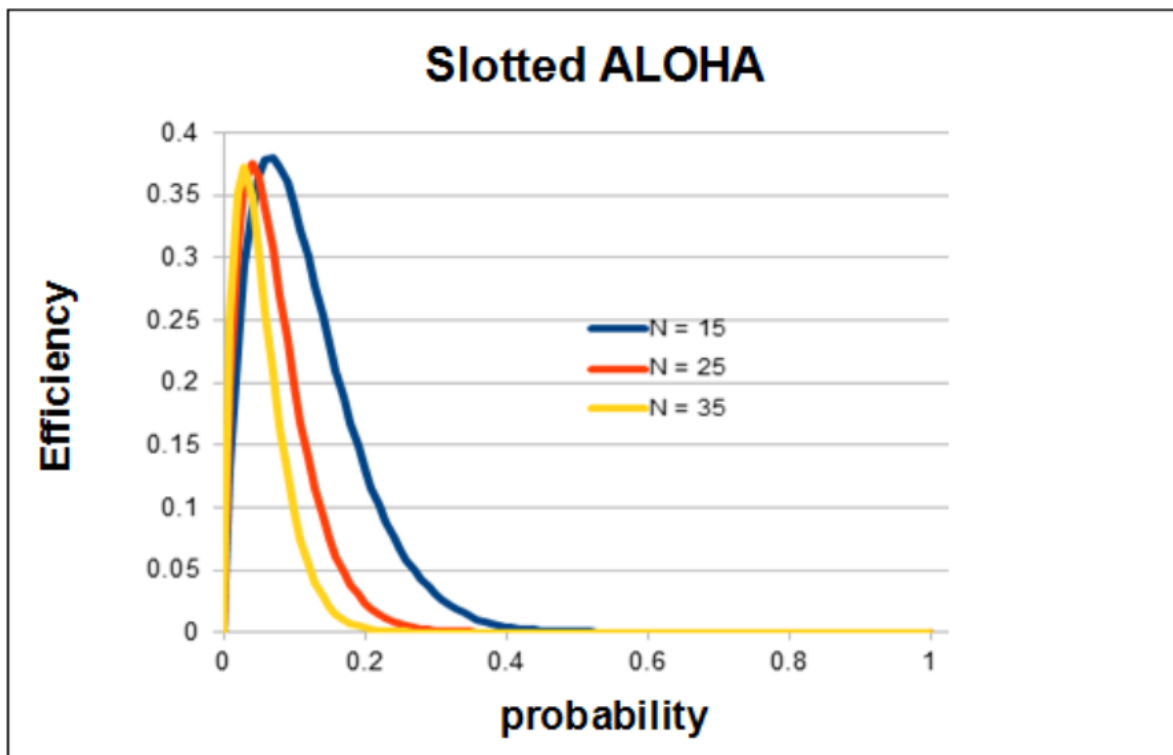
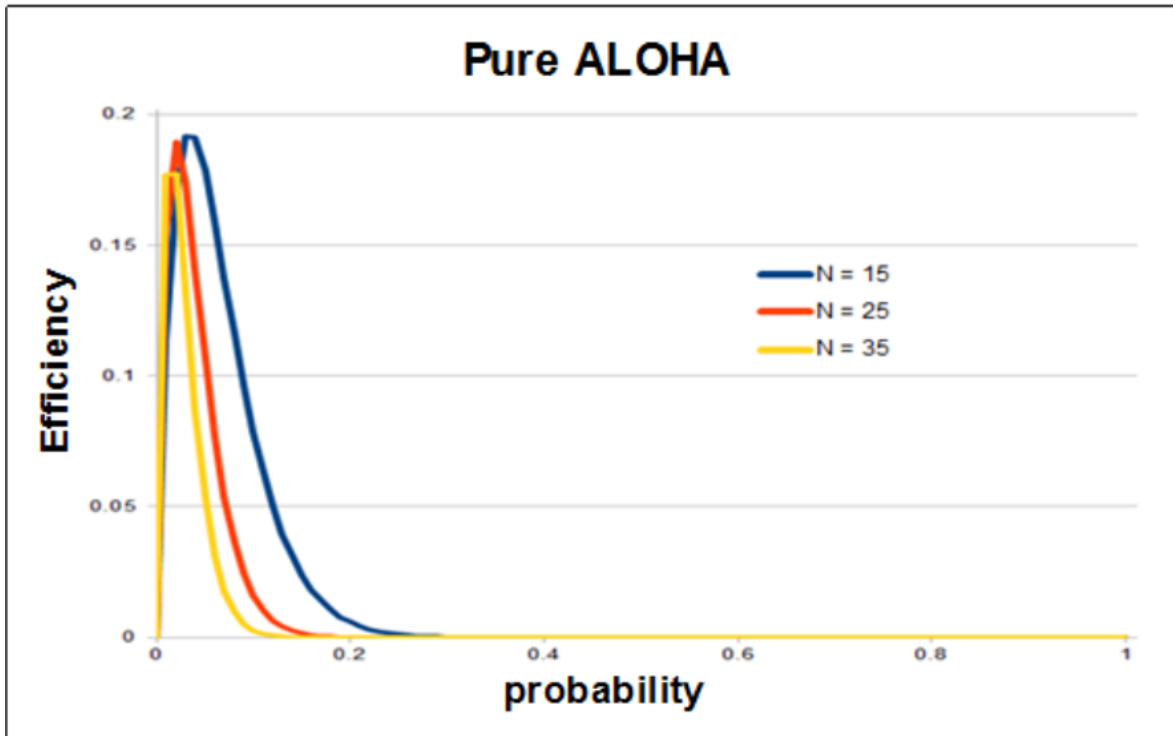
$$E'(p) = 0 \Rightarrow p^* = \frac{1}{2N-1}$$

$$E(p^*) = \frac{N}{2N-1} \left(1 - \frac{1}{2N-1}\right)^{2(N-1)}$$

$$\lim_{N \rightarrow \infty} E(p^*) = \frac{1}{2} \cdot \frac{1}{e} = \frac{1}{2e}$$

P12.- Graficar la eficiencia de ALOHA ranurada y ALOHA pura en función de  $p$  para los siguientes valores de  $N$ :

- a.  $N=15$
- b.  $N=25$
- c.  $N=35$



**P17.- Recuerde que con el protocolo CSMA/CD, el adaptador espera  $K \cdot 512$  bit times después de una colisión, donde K se dibuja al azar. Para  $K=100$  ¿Durante cuánto tiempo espera el adaptador hasta volver al paso 2 para un canal de emisión de 10 Mbps? ¿Para un canal de emisión de 100 Mbps?**

Espera 51,200 bits veces. Para 10 Mbps, esta espera es

$$\frac{51.2 \times 10^3 \text{ bits}}{10 \times 10^6 \text{ bps}} = 5.12 \text{ msec}$$

For 100 Mbps, the wait is 512  $\mu$  sec.

**P18.- Supongamos que los nodos A y B están en el mismo canal de transmisión de 10 Mbps, y el retardo de propagación entre los dos nodos es de 325 bits veces. Supongamos que se usan paquetes CSMA/CD y Ethernet para este canal de transmisión. Supongamos que el nodo A comienza a transmitir un marco y, antes de que termine, el nodo B comienza a transmitir un marco. ¿Puede un final transmitir antes de detectar que B ha transmitido? ¿Por qué o por qué no? Si la respuesta es sí, entonces A cree incorrectamente que su marco se transmitió con éxito sin una colisión.**

**Sugerencia:** Supongamos que  $t=0$  en bits de tiempo, A comienza a transmitir un marco. En el peor de los casos, A transmite un marco de tamaño mínimo de  $512+64$  bits veces. Así que A terminaría de transmitir el marco en tiempos  $t=512+64$  de bits. Por lo tanto, la respuesta es no, si la señal de B llega a A antes de bits  $t=512+64$  de tiempo de bits. En el peor de los casos, ¿cuándo llega la señal de B a A?

En  $t=0$  A transmite. A  $t=576$ , A terminaría transmitiendo. En el peor de los casos, B comienza a transmitir en el momento  $t=324$ , que es el momento justo antes de que el primer bit del marco de A llegue a B. En el momento  $t=324+325=649$  El primer bit de B llega a A. Porque  $649 > 576$ , A termina de transmitir antes de detectar que B ha transmitido. Así que A piensa incorrectamente que su marco se transmitió con éxito sin una colisión

**P19.-** Supongamos que los nodos A y B están en el mismo canal de transmisión de 10 Mbps, y el retardo de propagación entre los dos nodos es 245 bits veces. Supongamos que A y B envían marcos Ethernet al mismo tiempo, los marcos colisionan, y luego A y B eligen diferentes valores de K en el algoritmo CSMA/CD. Asumiendo que no hay otros nodos activos, ¿pueden las retransmisiones de A y B colisionar? Para nuestros propósitos, basta con elaborar el siguiente ejemplo.

Supongamos que A y B comienzan la transmisión en tiempos  $t=0$  de bits. Ambos detectan colisiones en tiempos  $t=245$  de bits  $t$ . Supongamos  $K_A=0$  y  $K_B=1$ . ¿A qué hora programará B su retransmisión? ¿A qué hora comienza la transmisión A? (Nota: Los nodos deben esperar un canal inactivo después de regresar al protocolo del paso 2.) ¿A qué hora llega la señal de A a B? ¿B se abstiene de transmitir a la hora programada?

Time, $t$	Event
0	$A$ and $B$ begin transmission
245	$A$ and $B$ detect collision
293	$A$ and $B$ finish transmitting jam signal
$293+245 = 538$	$B$ 's last bit arrives at $A$ ; $A$ detects an idle channel
$538+96=634$	$A$ starts transmitting
$293+512 = 805$	$B$ returns to Step2 $B$ must sense idle channel for 96 bit times before it transmits
$634+245=879$	$A$ 's transmission reaches $B$

Debido a que la retransmisión de A llega a B antes del tiempo de retransmisión programado de B ( $805+96$ ), B se abstiene de transmitir mientras que A retransmite. Por lo tanto, A y B no colisionan. Por lo tanto, el factor 512 que aparece en el algoritmo de retroceso exponencial es suficientemente grande.